(12) NACH DEM VERTRAG ÜBER DIE INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS (PCT) VERÖFFENTLICHTE INTERNATIONALE ANMELDUNG

(19) Weltorganisation für geistiges Eigentum
Internationales Büro

(43) Internationales Veröffentlichungsdatum
24. April 2003 (24.04.2003)

PCT

(10) Internationale Veröffentlichungsnummer
WO 03/034649 A2

(51) Internationale Patentklassifikation[7]: H04L 9/00

(21) Internationales Aktenzeichen: PCT/EP02/11523

(22) Internationales Anmeldedatum:
15. Oktober 2002 (15.10.2002)

(25) Einreichungssprache: Deutsch

(26) Veröffentlichungssprache: Deutsch

(30) Angaben zur Priorität:
101 51 139.6 17. Oktober 2001 (17.10.2001) DE
101 62 496.4 19. Dezember 2001 (19.12.2001) DE

(71) Anmelder *(für alle Bestimmungsstaaten mit Ausnahme von US)*: **INFINEON TECHNOLOGIES AG** [DE/DE]; St.-Martin-Str. 53, 81669 München (DE).

(72) Erfinder; und
(75) Erfinder/Anmelder *(nur für US)*: **FISCHER, Wieland** [DE/DE]; Müllerstrasse 11, 80469 München (DE). **SEIFERT, Jean-Pierre** [DE/DE]; Harsdörfer Str. 1, 81669 München (DE).

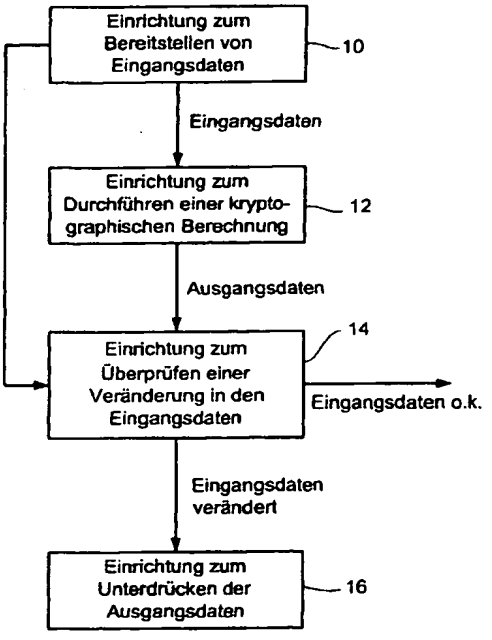
(74) Anwälte: **SCHOPPE, Fritz** usw.; SCHOPPE, ZIMMERMANN, STÖCKELER & ZINKLER, POSTFACH 71 08 67, 81458 München (DE).

(81) Bestimmungsstaaten *(national)*: AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR,

[Fortsetzung auf der nächsten Seite]

(54) Title: METHOD AND DEVICE FOR GUARANTEEING A CALCULATION IN A CRYPTOGRAPHIC ALGORITHM

(54) Bezeichnung: VERFAHREN UND VORRICHTUNG ZUM ABSICHERN EINER BERECHNUNG IN EINEM KRYPTOGRAPHISCHEN ALGORITHMUS



10 DEVICE FOR PREPARING INPUT DATA
12 DEVICE FOR CARRYING OUT A CRYPTOGRAPHIC CALCULATION
14 DEVICE FOR MONITORING A MODIFICATION IN THE INPUT DATA
16 DEVICE FOR SUPPRESSING THE OUTPUT DATA
EINGGANGSDATEN = INPUT DATA
AUSGANGSDATEN = OUTPUT DATA
EINGANGSDATEN OK = INPUT DATA OK

EINGANGSDATEN VERANDERT = INPUT DATA MODIFIED

(57) Abstract: The invention relates to a method for securing a calculation in a cryptographic algorithm, whereby the calculation receives input data in order to produce output data, wherein input data is initially prepared for calculation (10). The calculation is then carried out (12) in order to obtain the output data of the calculation. After the calculation has been carried out, monitoring (14) occurs as to whether the input data was modified during the calculation, using a monitoring algorithm which is different from the calculation. If monitoring reveals that the input data was modified during the calculation, reproduction of the output data is suppressed (16). It is thus possible to prevent, with a high degree of security, incorrect results of the calculation of the cryptographic algorithm from being outputted since input data is particularly vulnerable with respect to hardware attacks . The input data can be examined with regard to the integrity thereof with little effort in comparison with the calculation of the cryptographic algorithm itself.

(57) Zusammenfassung: Bei einem Verfahren zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus,wobei die Berechnung Eingangsdaten erhält, um Ausgangsdaten zu erzeugen, werden zunächstEingangsdaten für die Berechnung bereitgestellt (10). Dann wird die Berechnung durchgeführt (12),um die Ausgangsdaten der Berechnung zu erhalten. Nach dem Durchführen der Berechnung wird überprüft (14), ob die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden, und zwar unter Verwendung eines Überprüfungsalgorithmus, der sich von der Berechnung selbst unterscheidet.Falls die Überprüfung ergibt, dass die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden,wird eine Weitergabe der Ausgangsdaten unterdrückt (16). Damit wird mit hoher Sicherheit verhindert, daß falsche Ergebnisse der Berechnung des kryptographischen Algorithmus ausgegeben werden, da die Eingangsdaten für Hardware-Attacken besonders anfällig sind. Ausserdem können die Eingangsdaten mit geringem Aufwand im Vergleich zur Berechnung des kryptographischen Algorithmus selbst hinsichtlich ihrer Integrität untersucht werden.

WO 03/034649 A2

CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NO, NZ, OM, PH, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84) **Bestimmungsstaaten** *(regional)*: ARIPO-Patent (GH, GM, KE, LS, MW, MZ, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), eurasisches Patent (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), europäisches Patent (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE, SK, TR), OAPI-Patent (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

Veröffentlicht:

— *ohne internationalen Recherchenbericht und erneut zu veröffentlichen nach Erhalt des Berichts*

Zur Erklärung der Zweibuchstaben-Codes und der anderen Abkürzungen wird auf die Erklärungen ("Guidance Notes on Codes and Abbreviations") am Anfang jeder regulären Ausgabe der PCT-Gazette verwiesen.

Beschreibung

Verfahren und Vorrichtung zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus

Die vorliegende Erfindung bezieht sich auf die Kryptographie und insbesondere auf ein Verfahren und eine Vorrichtung zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus.

Die modulare Exponentiation ist eine der Kernberechnungen für verschiedene kryptographische Algorithmen. Ein Beispiel für einen weit verbreiteten kryptographischen Algorithmus ist das RSA-Kryptosystem, das beispielsweise in „Handbook of Applied Cryptography", Menezes, van Oorschot, Vanstone, CRC Press, 1996, Kapitel 8.2, beschrieben ist. Das RSA-Kryptosystem arbeitet folgendermaßen. Bei der Verschlüsselung verschlüsselt eine Partei B eine Nachricht m für eine andere Partei A. Nur die Partei A soll die von B erhaltene verschlüsselte Nachricht entschlüsseln. Die Partei B erhält zunächst den öffentlichen Schlüssel von der Partei A. Die Partei B stellt dann die zu verschlüsselnde Nachricht als Ganzzahl m dar. Dann verschlüsselt die Partei B die Nachricht m folgendermaßen:

$$c = m^e \bmod n \qquad (1)$$

In Gleichung (1) stellt m die Klartext-Nachricht dar. e ist der öffentliche Schlüssel. n ist der Modul und ist ebenfalls öffentlich. c stellt die verschlüsselte Nachricht dar.

Die Partei B sendet nun die verschlüsselte Nachricht c zu der Partei A.

Zur Entschlüsselung, also um den Klartext m wieder aus dem Geheimtext c zu erhalten, führt A folgende Berechnung aus:

$$m = c^d \bmod n \qquad (2)$$

In Gleichung (2) stellt d den privaten Schlüssel der Partei A dar, der vor Angriffen zu schützen ist.

In der Technik ist ferner auch ein RSA-Signaturalgorithmus bekannt. Hierbei wird folgendermaßen vorgegangen. Jede Entität A erzeugt zunächst zwei große Primzahlen p und q und berechnet dann den Modul n aus dem Produkt von p und q. Daraus wird dann, wie es ebenfalls im oben bezeichneten Fachbuch im Kapitel 11.3 beschrieben ist, eine Schlüsselerzeugung vorgenommen, so daß jede Partei einen öffentlichen Schlüssel hat, der aus n, also dem Modul, und e besteht, während jede Partei zusätzlich einen privaten Schlüssel d hat.

Zur RSA-Signaturerzeugung und Verifikation signiert die Entität A eine Nachricht m. Jede Entität B soll dann die Signatur von A verifizieren und die Nachricht m aus der Signatur wiedergewinnen können.

Bei der Signaturerzeugung berechnet die Entität A zunächst eine Ganzzahl $m' = R(m)$. Danach führt die Entität A folgende Berechnung durch:

$$s = m'^{d} \bmod n \qquad (3)$$

s ist dabei die Signatur von A für die Nachricht m.

Zur Verifikation der Signatur der Partei A und zum Wiedergewinnen der Nachricht m muß die Partei B folgendermaßen vorgehen:

Zunächst muß die Partei B den öffentlichen Schlüssel (n, e) von A erhalten. Dann führt die Partei B folgende Berechnung durch:

$$m' = s^{e} \bmod n \qquad (4)$$

In Gleichung (4) ist e der öffentliche Schlüssel von A.

Die Partei B wird dann verifizieren, ob m´ das Element aus einem Raum M_R ist. Wenn dies nicht der Fall ist, wird die Signatur zurückgewiesen. Wenn dies der Fall ist, wird die Nachricht m wiedergewonnen, indem $m = R^{-1}(m')$ berechnet wird.

Aus der obigen Darstellung wird ersichtlich, daß die modulare Exponentiation an vielerlei Stellen benötigt wird. Insbesondere wird zur RSA-Verschlüsselung in Gleichung (2) und zur RSA-Signaturerzeugung in Gleichung (3) mit dem geheimen Schlüssel d gerechnet.

Nachdem der geheime Schlüssel - genauso wie der öffentliche Schlüssel - bei typischen RSA-Systemen beträchtliche Längen annehmen kann, wie z. B. 1024 oder 2048 Bits, ist die modulare Exponentiation eine relativ aufwendige Berechnung insbesondere für Low Power Devices, wie z. B. Smart Cards, Mobiltelefone oder PDAS.

Um die modulare Exponentiation schneller berechnen zu können, ist es bekannt, den sogenannten chinesischen Restsatz (CRT; CRT = Chinese Remainder Theorem) einzusetzen, der im Absatz 2.120 des oben bezeichneten Fachbuchs beschrieben ist. Für RSA-Systeme wird insbesondere der Algorithmus von Garner bevorzugt, der ebenfalls in dem oben beschriebenen Fachbuch im Abschnitt 14.5.2 beschrieben ist. Der klassische Algorithmus für den CRT benötigt typischerweise eine modulare Reduktion mit dem Modul M, während dies bei dem Algorithmus nach Garner nicht der Fall ist. Statt dessen wird hier die eine „große" modulare Exponentiation in zwei „kleine" modulare Exponentiationen aufgeteilt, deren Ergebnisse dann gemäß dem chinesischen Restsatz zusammengesetzt werden. Obwohl hier zwei Exponentiationen benötigt werden, ist es dennoch günstiger, zwei „kleine" modulare Exponentiationen zu berechnen, als eine „große" modulare Exponentiation.

Zur Darstellung des RSA-CRT-Verfahren unter Verwendung des Algorithmus von Garner wird auf Fig. 5 Bezug genommen. In einem Block 100 sind die Eingangsparameter dargelegt, die alle lediglich von p und q sowie vom Schlüssel d abhängen, jedoch nicht von der beispielsweise zu signierenden Nachricht m. In einem Block 102 ist die Ausgabe des Algorithmus dargestellt, wie sie anhand von Gleichung (2) oder Gleichung (3) dargestellt worden ist. Es sei darauf hingewiesen, daß das in Fig. 5 beschriebene Verfahren nicht nur für eine Berechnung mit geheimen Schlüsseln verwendet wird, sondern selbstverständlich auch für eine modulare Exponentiation unter Verwendung des öffentlichen Schlüssels.

Aus den im Block 100 dargestellten Eingangsgrößen wird dann in einem Block 104 eine erste modulare Hilfs-Exponentiation (sp) berechnet. Analog dazu wird in einem Block 106 dann eine zweite modulare Hilfs-Exponentiation (sq) berechnet. Die Ergebnisse der ersten und der zweiten modularen Hilfs-Exponentiation werden dann in einem Block 108 gemäß dem chinesischen Restsatz zusammengesetzt, um das Ergebnis $s = m^d \bmod n$ zu erhalten. Generell ist das in Fig. 5 dargestellte RSA-CRT-Verfahren etwa um das Vier-fache schneller als die direkte Berechnung der im Block 102 dargestellten Ausgabe beispielsweise mittels des Square-and-Multiply-Algorithmus.

Aufgrund der Recheneffizienz ist der RSA-CRT-Algorithmus, der in Fig. 5 dargestellt ist, dem Square-and-Multiply-Algorithmus in jedem Fall vorzuziehen. Nachteilig am RSA-CRT-Algorithmus ist jedoch die Tatsache, daß er gegenüber kryptographischen „Angriffen" dahingehend sehr anfällig ist, daß der geheime Schlüssel d ermittelt werden kann, wenn eine fehlerhafte Berechnung des RSA-CRT-Algorithmus entsprechend ausgewertet wird. Diese Tatsache ist in „On the Importance of Eliminating Errors in Cryptographic Computations", Boneh, DeMillo, Lipton, J. Cryptology (2001) 14, S. 101 bis 119, beschrieben. Es wird ausgeführt, daß der geheime Signaturschlüssel, der bei einer Implementation des RSA-Verfahrens,

das auf dem chinesischen Restsatz (CRT) basiert, aus einer einzigen fehlerhaften RSA-Signatur ermittelt werden kann.

Eine fehlerhafte RSA-Signatur kann dadurch erhalten werden, daß die Software oder die Hardware, die den Algorithmus ausführt, zu Fehlern gebracht wird, beispielsweise durch Aussetzen des Kryptoprozessors gegenüber einer elektrischen oder thermischen Belastung.

Als Gegenmaßnahmen gegen solche Angriffe, die auf Hardware-Fehlern basieren, wird vorgeschlagen, die Ausgabe jeder Berechnung zu überprüfen, bevor dieselbe aus dem Chip ausgegeben wird. Obwohl dieser zusätzliche Verifikationsschritt das Systemverhalten verschlechtern kann, wird davon gesprochen, daß diese zusätzliche Verifikation aus Sicherheitsgründen wesentlich ist.

Die einfachste Art und Weise der Verifikation besteht darin, eine Gegenrechnung mit dem öffentlichen Exponenten e durchzuführen, wobei folgende Identität festgestellt werden soll:

$$(m^d)^e = m \bmod n \qquad (5)$$

Dieser zusätzliche Verifikationsschritt ist jedoch vom Rechenaufwand her unmittelbar vergleichbar mit dem eigentlichen Signatur- bzw. Entschlüsselungs-Schritt und führt daher zu einer Halbierung des Systemverhaltens, liefert jedoch eine hohe Sicherheit.

Nachteilig ist jedoch auch, daß der öffentliche Schlüssel e in üblichen Protokollen, wie z. B. der ZKA-lib, nicht verfügbar ist. Die ZKA-lib ist eine Sammlung von Spezifikationen des zentralen Kreditausschusses, die regeln, welche Daten verfügbar sind. Für das RSA-CRT-Verfahren sind lediglich die im Block 100 von Fig. 5 gegebenen Eingangsdaten verfügbar. Der öffentliche Schlüssel e ist hierbei nicht Teil der in der ZKA-lib-Beschreibung vorgegebenen Parameter. Der Exponent e

müßte daher aufwendig berechnet werden, um die „Gegenrechnung" gemäß Gleichung (5) durchführen zu können. Dies würde die Leistung der Signatur-Chipkarte weiter reduzieren und dürfte dazu führen, daß solche Algorithmen aufgrund ihrer langsamen Arbeitsweise keine Chance auf eine Durchsetzung am Markt haben.

In der Fachveröffentlichung von A. Shamir, „How to check modular Exponentiation", Rump Session, Eurocrypt 97, ist ein weiteres Verfahren beschrieben, um Signaturen zu verifizieren, die durch RSA-CRT-Verfahren erzeugt werden. In dieser Fachveröffentlichung wird vorgeschlagen, eine kleine Zufallszahl r (beispielsweise 32 Bits) zu verwenden und statt der Berechnung im Block 104 folgende Berechnung auszuführen:

$$sp' = m^d \bmod pr \qquad (6)$$

Statt dem Block 106 wird folgende Berechnung ausgeführt:

$$sp' = m^d \bmod qr \qquad (7)$$

Dann, unmittelbar nach den Berechnungen gemäß den Gleichungen (6) und (7) werden folgende Überprüfungsberechnungen durchgeführt:

$$sp' \bmod r = sq' \bmod r \qquad (8)$$

Wenn die Überprüfung gemäß Gleichung (8) wahr ist, wird sp und sq aus folgender Gleichung (9) erhalten:

$$sp' \bmod p = sp \quad ; \quad sq' \bmod q = sq \qquad (9)$$

Aus den durch Gleichung (9) erhaltenen Werten sp und sq wird dann die im Block 108 in Fig. 5 dargestellte Berechnung durchgeführt, um aus den modularen Hilfs-Exponentiationen das Gesamtergebnis s mittels des chinesischen Restsatzes zusammenzufügen.

Nachteilig an diesem Verfahren ist die Tatsache, daß zur Überprüfung lediglich der Hilfsparameter r sowie die Zwischenergebnisse sp´ und sq´ herangezogen werden, wobei die Überprüfung nicht zur Unterdrückung eines Ausgabewerts führt, wenn eine kryptographische Attacke stattgefunden hat, die möglicherweise nicht die Zwischenergebnisse sp´, sq´ oder den Parameter r beeinträchtigt hat, aber dann, beispielsweise in den in Gleichung (9) gegebenen Schritten und der abschließenden Zusammensetzung des Algorithmus zu einem Hardware-Fehler führt, der dazu verwendet werden kann, um den geheimen Schlüssel d unerlaubterweise auszuspähen.

Darüber hinaus wird in der zitierten Fachveröffentlichung von Boneh u. a. beispielsweise als Abwehrmaßnahme zur Sicherung des Fiat-Shamir-Schemas vorgeschlagen, Registerfehler, die auftreten, während der Prozessor auf eine Antwort von außen wartet, dadurch abzuwehren, daß Fehlererfassungsbits zum Schutz des internen Speichers eines Prozessors eingesetzt werden. Weitere Maßnahmen, um RSA-Signaturen zu schützen, bestehen darin, eine Zufälligkeit in das Signaturverfahren einzuführen. Die Zufälligkeit stellt sicher, daß der Unterzeichner niemals die gleiche Nachricht zweimal unterzeichnet. Ferner weiß der Verifizierer, wenn er eine fehlerhafte Signatur vorliegen hat, nicht den vollständigen Klartext, der unterzeichnet worden ist.

Die Aufgabe der vorliegenden Erfindung besteht darin, ein sicheres und effizientes Konzept zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus zu schaffen.

Diese Aufgabe wird durch ein Verfahren gemäß Patentanspruch 1 oder durch eine Vorrichtung gemäß Patentanspruch 14 gelöst.

Der vorliegenden Erfindung liegt die Erkenntnis zugrunde, daß die Eingangsdaten in eine kryptographische Berechnung, wie z. B. die im Block 100 von Fig. 5 dargestellten Daten, am ehes-

ten „Opfer" einer kryptographischen Attacke werden. Untersuchungen haben gezeigt, daß kryptographische Attacken dadurch erfaßt werden können, daß Eingangsdaten für eine Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus am ehestens durch einen feindlichen Angriff beeinträchtigt werden, während dies für Ergebnisse der kryptographischen Berechnung nicht derart signifikant zutrifft. Es wurde herausgefunden, daß die Eingangsdaten gewissermaßen ein Indikator für einen kryptographischen Angriff sind. Sind die Eingangsdaten nach dem Ausführen einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus im Vergleich zu ihrem Zustand vor der Ausführung des kryptographischen Algorithmus unverändert, so kann mit hoher Sicherheit davon ausgegangen werden, daß keine kryptographische Attacke stattgefunden hat. Wird dagegen nach dem Ausführen einer Berechnung für einen kryptographischen Algorithmus festgestellt, daß sich die Eingangsdaten gegenüber ihrem Ursprungszustand verändert haben, so kann mit Sicherheit davon ausgegangen werden, daß eine kryptographische Attacke stattgefunden hat.

Beim erfindungsgemäßen Verfahren zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus werden daher zunächst die Eingangsdaten für die kryptographische Berechnung bereitgestellt. Dann wird die Berechnung durchgeführt, um die Ausgangsdaten der Berechnung zu erhalten. Nach einer Durchführung der Berechnung wird dann überprüft, ob die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden, und zwar unter Verwendung eines Überprüfungsalgorithmus, der sich von der Berechnung selbst unterscheidet. Falls die Überprüfung ergibt, daß die Eingangsdaten während der Berechnung verändert worden sind, wird eine Weitergabe der Ausgangsdaten der Berechnung unterdrückt.

Ein Vorteil der vorliegenden Erfindung besteht darin, daß das erfindungsgemäße Konzept ohne Verwendung von Zwischenergebnissen, also z. B. den Ausgangsdaten, der Berechnung auskommen kann. Nachdem die Eingangsdaten ein sicherer Indikator

dafür sind, ob eine Attacke stattgefunden hat, wird erfindungsgemäß, bevor Ausgangsdaten der Berechnung entweder an eine Ausgabe oder an eine nächste Berechnung weitergegeben werden, überprüft, ob die Eingangsdaten während der Berechnung verändert worden sind. Die Eingangsdaten werden daher als „Sensor" für eine kryptographische Attacke verwendet.

Ein Vorteil der vorliegenden Erfindung besteht darin, daß ein Überprüfungsalgorithmus eingesetzt werden kann, der wesentlich weniger aufwendig als die kryptographische Berechnung selbst sein kann, so daß der durch das „Gegenrechnen" mit dem öffentlichen Exponenten benötigte Aufwand vermieden wird.

Ein weiterer Vorteil der vorliegenden Erfindung besteht darin, daß kryptographische Attacken sicherer als beim bekannten Konzept erkannt werden, bei dem Ausgangsdaten der Hilfs-Exponentiationen benötigt werden, um eine Verifikation durchzuführen. Generell werden Konzepte, die Zwischenergebnisse einer Berechnung benötigen, lediglich feststellen können, ob während der Berechnung der Zwischenergebnisse ein Fehler aufgetreten ist, d. h. ob das innere Rechenwerk des Prozessors aufgrund einer Fehlerattacke fehlerhaft gearbeitet hat.

War die kryptographische Attacke jedoch so „schwach", daß lediglich der Speicher, nicht aber das Rechenwerk beeinträchtigt wird, so wird eine Überprüfung auf der Basis von Zwischenergebnissen diesen Fehler nicht feststellen. Sobald das Rechenwerk jedoch später auf den - nunmehr fehlerhaften - Speicher zugreift, um Parameter für eine nächste Berechnung abzurufen, wird ein Fehler auftreten, der von einem Angreifer genutzt werden kann. Ein solcher Zugriff würde beispielsweise stattfinden, wenn das Rechenwerk im Block 108 auf den Speicher zugreift, um qinv, p oder q abzurufen. Die bekannte Sicherungsmaßnahme hat keine Funktionalität mehr um einen solchen Fehler abzufangen.

Zur Überprüfung der Eingangsdaten nach der Durchführung der kryptographischen Berechnung existieren verschiedene Möglichkeiten. Eine Möglichkeit besteht darin, beim Abspeichern der Eingangsdaten eine Prüfsumme zu bilden und diese Prüfsumme ebenfalls abzuspeichern. Nach der Ausführung der kryptographischen Berechnung wird dann auf dieselbe Speicherstelle zugegriffen, um deren Inhalt wiederzugewinnen, und um mit dem Inhalt der Speicherstelle, an der die Eingangsdaten stehen sollten, eine Prüfsumme zu bilden. Entspricht die Prüfsumme der abgespeicherten Prüfsumme, so kann das Ergebnis der Berechnung ausgegeben werden. Entspricht die auf der Basis des Eingangsdaten-Speicherinhalts gebildete Prüfsumme nicht der im Speicher abgespeicherten Prüfsumme, so kann davon ausgegangen werden, daß eine kryptographische Attacke stattgefunden hat, weshalb keine Daten ausgegeben werden, sondern eine Fehlermeldung oder überhaupt nichts.

Ein weitere Alternative zum Überprüfen der Eingangsdaten, die bevorzugt wird, besteht darin, entweder beim Abspeichern der Eingangsdaten auf der Chipkarte selbst oder bei Beginn einer Berechnung die Eingangsdaten mittels eine Verarbeitungsalgorithmus zu verarbeiten, um Sicherheitsinformationen zu ermitteln, die an einer Sicherheitsinformationen-Speicherstelle gespeichert werden. Nach der Ausführung des kryptographischen Algorithmus kann dann der Inhalt der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle wiedergewonnen werden und gemäß einem Kontrollalgorithmus verarbeitet werden. Der Kontrollalgorithmus ist so ausgestaltet, daß bei unverändertem Inhalt der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle ein vorbestimmtes Resultat erhalten wird. Wird dieses Resultat erhalten, so kann davon ausgegangen werden, daß keine Attacke stattgefunden hat. Wird dieses Resultat jedoch nicht erhalten, so hat wahrscheinlich eine Attacke stattgefunden, und so müssen die Ausgangsdaten der Berechnung des kryptographischen Algorithmus unterdrückt werden.

Als Verarbeitungsalgorithmus bietet sich beispielsweise an, eine Zahl mit einer Ganzzahl zu multiplizieren. Der Kontrollalgorithmus, der mit diesem Verarbeitungsalgorithmus korrespondiert, besteht dann darin, eine modulare Reduktion der Sicherheitsinformationen mit der ursprünglichen Zahl durchzuführen. Als vorbestimmtes Resultat wird dann eine „0" erwartet. Selbstverständlich sind weitere Kontrollalgorithmen denkbar, die alle die Eigenschaft haben, daß sie nach einer Verarbeitung der Sicherheitsinformationen, die von den Eingangsdaten abgeleitet worden sind, und zwar bevor die Berechnung ausgeführt worden ist, ein vorbestimmtes Resultat liefern.

Bevorzugte Ausführungsbeispiele der vorliegenden Erfindung werden nachfolgend Bezug nehmend auf die beiliegenden Zeichnungen detailliert erläutert. Es zeigen:

Fig. 1 eine Blockdiagrammdarstellung des erfindungsgemäßen Konzepts;

Fig. 2a und 2b eine detailliertere Darstellung des erfindungsgemäßen Konzepts mit Prüfsummenalgorithmus gemäß einem ersten Ausführungsbeispiel der vorliegenden Erfindung;

Fig. 3a und 3b eine detailliertere Darstellung des erfindungsgemäßen Konzepts unter Verwendung eines zweiten Ausführungsbeispiels der vorliegenden Erfindung;

Fig. 4 eine detaillierte Darstellung des erfindungsgemäßen Konzepts anhand des RSA-CRT-Verfahrens; und

Fig. 5 eine Blockdiagrammdarstellung des bekannten RSA-CRT-Verfahrens.

Die erfindungsgemäße Vorrichtung zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus umfaßt zunächst eine Einrichtung 10 zum Bereitstellen von Eingangsdaten für die Berechnung, die Teil eines kryptographischen Algorithmus ist, wie z. B. eines RSA-Algorithmus zu Zwecken der Verschlüsselung/Entschlüsselung oder Signatur/Verifikation. Die Einrichtung 10 zum Bereitstellen liefert Eingangsdaten für die Berechnung, die einer Einrichtung 12 zum Durchführen der kryptographischen Berechnung bzw. der Berechnung für eine kryptographischen Algorithmus zugeführt werden. Die Einrichtung 12 liefert Ausgangsdaten der Berechnung. Die Ausgangsdaten der Berechnung werden nunmehr, aus Sicherheitsgründen, nicht einfach beispielsweise ausgegeben oder einer weiteren Berechnung zugeführt, sondern so lange verzögert, bis eine Einrichtung 14 zum Überprüfen einer Veränderung in den Eingangsdaten festgestellt hat, ob eine kryptographische Attacke stattgefunden hat oder nicht.

Die Einrichtung 14 führt diese Überprüfung anhand der Eingangsdaten durch. Hat sich am Zustand der Eingangsdaten vor der Ausführung der kryptographischen Berechnung im Vergleich zu nach der Ausführung der kryptographischen Berechnung nichts verändert, so wird davon ausgegangen, daß keine Attacke stattgefunden hat, so daß die Ausgangsdaten am Ausgang der Einrichtung 12 beispielsweise an eine Anzeige ausgegeben werden können, oder einer weiteren Berechnung als Eingangsdaten zugeführt werden können. Stellt die Einrichtung 14 jedoch fest, daß sich die Eingangsdaten verändert haben, so wird eine Einrichtung 16 aktiviert, um die Ausgangsdaten zu unterdrücken. Je nach Ausführungsform kann neben einer Unterdrückung der Ausgangsdaten eine Fehlermeldung ausgegeben werden. Alternativ könnte jedoch auch keine Ausgabe stattfinden.

Die Fig. 2a und 2b zeigen eine detailliertere Darstellung eines ersten Ausführungsbeispiels der vorliegenden Erfindung, das auf einem Prüfsummenalgorithmus basiert. In einem Block 20 werden zunächst Eingangsdaten für eine Berechnung eines

kryptographischen Algorithmus, wie z. B. die in Fig. 5 dargestellte RSA-CRT-Berechnung, an einer Eingangsdaten-Speicherstelle eines Kryptographieprozessors gespeichert. Daraufhin wird, beispielsweise bereits beim ersten Einspeichern der Daten auf der Karte, eine Prüfsumme, beispielsweise eine CRT-Prüfsumme, über den Eingangsdaten gebildet, woraufhin die Prüfsumme an einer Prüfsummen-Speicherstelle des Kryptographieprozessors gespeichert wird (Block 22).

Die Einrichtung 14 von Fig. 1 wird dann, wie es in Fig. 2b dargestellt ist, ausgestaltet sein, um nach einer Durchführung der Berechnung des kryptographischen Algorithmus auf die Eingangsdaten-Speicherstelle zuzugreifen, um den Inhalt der Eingangsdaten-Speicherstelle wiederzugewinnen (Block 24). Dann wird, wie es durch einen Block 26 dargestellt ist, eine Prüfsumme über den wiedergewonnenen Inhalt der Eingangsdaten-Speicherstelle gebildet, wobei derselbe Algorithmus wie im Block 22 verwendet wird. Am Ausgang des Blocks 26 liegt somit eine aktuell berechnete Eingangsdaten-Prüfsumme vor. Durch einen Block 28 wird dann auf die an der Prüfsummen-Speicherstelle durch den Block 22 (Fig. 2a) gespeicherte Prüfsumme zugegriffen. In einem Block 30 werden schließlich die gespeicherte Prüfsumme und die aktuell berechnete Prüfsumme (durch den Block 26 berechnet) miteinander verglichen. Werden Differenzen festgestellt, so kann davon ausgegangen werden, daß die Eingangsdaten während des Durchführens der Berechnung des kryptographischen Algorithmus korrumpiert worden sind, was wiederum ein Indiz für eine Fehlerattacke ist. Daher werden die Ausgangsdaten unterdrückt. Wird keine Differenz in den Prüfsummen festgestellt, so wird davon ausgegangen, daß keine Attacke stattgefunden hat, so daß die Ausgangsdaten ausgegeben werden können, oder an eine weitere kryptographische Berechnung als Eingangsdaten übermittelt werden können.

Im nachfolgenden wird anhand der Fig. 3a und 3b ein alternatives Ausführungsbeispiel zum Überprüfen einer Veränderung in

den Eingangsdaten einer Berechnung eines kryptographischen Algorithmus dargestellt. Zunächst werden, wie bei dem in Fig. 2a gezeigten Ausführungsbeispiel, die Eingangsdaten an einer Eingangsdaten-Speicherstelle gespeichert (Block 32). Im Gegensatz zu dem in Fig. 2a gezeigten Ausführungsbeispiel, bei dem eine Prüfsumme berechnet wurde, wird nun eine Verarbeitung der Eingangsdaten mittels eines Verarbeitungsalgorithmus durchgeführt, um Sicherheitsinformationen zu erhalten (Block 34). In einem Block 36 werden dann die durch den Block 34 berechneten Sicherheitsinformationen an einer Sicherheitsinformationen-Speicherstelle des Kryptoprozessors abgespeichert.

Zur Überprüfung wird nunmehr folgendermaßen vorgegangen. Zunächst werden, wie es in einem Block 38 von Fig. 3b gezeigt ist, die an der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle stehenden Informationen wiedergewonnen. Diese Informationen werden dann in einem Block 40 mittels eines Kontrollalgorithmus verarbeitet, wobei der Kontrollalgorithmus so ausgestaltet ist, daß er bei unverändertem Inhalt der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle ein vorbestimmtes Resultat liefert. In einem Block 42 wird überprüft, ob die Verarbeitung durch den Kontrollalgorithmus in dem Block 40 zu dem vorbestimmten Resultat geführt hat. War dies der Fall, so werden die Ausgangsdaten weitergegeben, wie es durch einen Block 44 dargestellt ist. Wird dagegen festgestellt, daß die Verarbeitung durch den Kontrollalgorithmus 40 nicht zu dem vorbestimmten Resultat geführt hat, werden die Ausgangsdaten unterdrückt (Block 16).

Im nachfolgenden wird anhand von Fig. 4 ein bevorzugtes Ausführungsbeispiel zum sicheren Ausführen des RSA-CRT-Verfahrens beschrieben, bei dem das erfindungsgemäße Konzept des Überprüfens der Eingangsdaten vor der Ausgabe von Ausgangsdaten eines kryptographischen Algorithmus an mehreren Stellen innerhalb des Algorithmus eingesetzt wird.

Des weiteren wird bei dem in Fig. 4 gezeigten Ausführungsbeispiel auch die Berechnung des kryptographischen Algorithmus selbst, und zwar insbesondere die Berechnung der beiden Hilfs-Exponentiationen überprüft. Schließlich wird bei dem in Fig. 4 gezeigten Ausführungsbeispiel auch überprüft, ob das „Zusammensetzen" der beiden Ergebnisse der Hilfs-Exponentiationen, um die signierte Nachricht s zu erhalten, korrekt stattgefunden hat.

Zunächst werden, wie es bereits anhand von Fig. 5 dargestellt worden ist, die Parameter p, q, dp, dq, qinv bereitgestellt, die die üblichen Eingabeparameter für das RSA-CRT-Verfahren sind. Ferner werden, wie es in einem Block 50 von Fig. 4 dargestellt ist, die zu verschlüsselnde Nachricht m sowie eine Zahl t und eine Zufallszahl rand als Eingangsdaten bereitgestellt. Die Zahl t ist vorzugsweise eine Primzahl, und vorzugsweise eine kleine Primzahl, welche beispielsweise nicht länger als 16 Bits ist, um den Vorteil des CRT-Verfahrens nicht zu stark zu schmälern, nämlich daß die beiden Hilfs-Exponentiationen mit kleinerem Modul im Vergleich zu einer einzigen modularen Exponentiation mit dem Modul n = p mal q stattfinden. Ist die Zahl t keine Primzahl, so ist dieser Fall ebenfalls möglich, in den Gleichungen müßte jedoch dann der Ausdruch (t-1) durch die Eulersche Phi-Funktion von t ersetzt werden.

Wie es anhand von Fig. 3a dargestellt ist, werden zunächst Eingangsdaten in Blöcken 52a, 52b verarbeitet. Als Verarbeitungsalgorithmus wird die Multiplikation des ursprünglichen Parameters p bzw. q mit der Primzahl t verwendet. Ferner wird als Verarbeitungsvorschrift die Addition von dp mit dem Produkt aus der Zufallszahl rand und der Zahl (p-1) bzw. entsprechend für q verwendet.

Es sei darauf hingewiesen, daß prinzipiell auch eine einzige der vier in den Blöcken 52a, 52b gegebenen Verarbeitungsvorschriften einen erfindungsgemäßen Effekt ergeben würde. Nach

der Vollendung der Blöcke 52a, 52b werden die durch die Verarbeitung erhaltenen Sicherheitsinformationen p', dp', q' und dq' an einer Sicherheitsinformationen-Speicherstelle gespeichert. Diese Speicherstelle könnte beispielsweise der Arbeitsspeicher eines Kryptoprozessors sein, oder ein inneres Register, das dem Rechenwerk des Kryptoprozessors zugeordnet ist. Dann wird durch das Rechenwerk, wie es durch Blöcke 54a, 54b dargestellt ist, als Berechnung innerhalb des kryptographischen Algorithmus sowohl die erste Hilfs-Exponentiation (sp') als auch die zweite Hilfs-Exponentiation (sq') durchgeführt, wie es in Fig. 4 gezeigt ist. Nach dem Durchführen der Blöcke 54a, 54b werden die Ausgangsdaten der Berechnungen, nämlich sp' und sq' nicht unmittelbar entweder ausgegeben bzw. für eine weitere Berechnung weitergegeben, sondern es wird erfindungsgemäß zunächst in Blöcken 56a, 56b mittels eines Kontrollalgorithmus überprüft, ob die Eingangsdaten für die Berechnung in den Blöcken 54a, 54b während der Berechnung durch die Blöcke 54a, 54b verändert worden sind. Hierzu wird als Kontrollalgorithmus eine modulare Reduktion verwendet, wobei als vorbestimmtes Ergebnis entweder 0 erwartet wird, wie es in den ersten Zeilen der beiden Blöcke 56a, 56b dargestellt ist, oder entweder dp oder dq als vorbestimmtes Resultat erwartet wird. Das vorbestimmte Resultat ergibt sich, wenn die Größe p', die in der Terminologie der vorliegenden Erfindung die Sicherheitsinformation ist, nicht beispielsweise durch eine Fehlerattacke verändert worden ist. Dasselbe gilt für die weitere Sicherheitsinformation dp'.

Sind die Überprüfungen in den Blöcken 56a, 56b erfolgreich, also werden vorbestimmte Ergebnisse durch den Kontrollalgorithmus erhalten, so wird zu Blöcken 58a, 58b weitergegangen. Die Blöcke 58a, 58b zeigen bevorzugte Vorberechnungen, um neben dem Eingangsdaten-Überprüfungskonzept auch ein Ergebnisdaten-Überprüfungskonzept durchzuführen. Mittels eines Ergebnis-Kontrollalgorithmus (Block 60 in Fig. 4) wird dann überprüft, ob die Berechnung der Hilfs-Exponentiationen in den Blöcken 54a, 54b korrekt stattgefunden hat.

In Blöcken 62a, 62b werden die Hilfs-Exponentiationen der Blöcke 54a, 54b entsprechend modular reduziert, um den Einfluß des Parameters t bzw. der Zufallszahl zu eliminieren. In einem Block 64 wird schließlich, wie es anhand des Blocks 108 von Fig. 5 klargestellt worden ist, der Zusammensetzungsschritt ausgeführt, um aus den Hilfs-Exponentiationsergebnisse sp, sq die signierte Nachricht s zu erzeugen.

Bei einem bevorzugten Ausführungsbeispiel der vorliegenden Erfindung wird dieses Ergebnis jedoch nicht unmittelbar verwendet, sondern es wird nach dem Zusammensetzen durch den Block 64 eine Überprüfung dahingehend durchgeführt, ob das Zusammensetzen erfolgreich war.

Dies wird dadurch erreicht, daß zunächst die erhaltene signierte Nachricht s unter Verwendung der Primzahl p als Modul modular reduziert wird. Dieser Kontrollalgorithmus sollte als Ergebnis sp ergeben, wobei dieses sp gleich dem im Block 62a ausgerechneten Wert sp sein muß.

Analog wird in einem Block 66b vorgegangen, um die Korrektheit des Ergebnisses s auch anhand einer modularen Reduktion mit der Primzahl q als Modul zu überprüfen. Hierzu wird zur Ausführung der in Block 66a gegebenen Berechnung zunächst auf die Zwischenspeicherstelle zugegriffen, an der das Ergebnis des Blocks 64 abgespeichert wurde. Zusätzlich wird auf die Speicherstelle zugegriffen, an der das Eingangsdatum p gespeichert ist. Schließlich wird, um den Vergleich des Blocks 66a durchzuführen, auf die Speicherstelle zugegriffen, in der das Ergebnis des Blocks 62a, also sp, gespeichert ist. Analog wird im Block 66b für s, q und sq vorgegangen.

Liefert die Berechnung im Block 66a ein vorbestimmtes Resultat dahingehend, daß die linke und die rechte Seite der im Block 66a gegebenen Gleichung nicht gleich sind, so wird ein

Fehler ausgegeben, und die Ausgabe des Ergebnisses s des Blocks 64 wird unterdrückt. Dieselbe Unterdrückung des Ergebnisses s findet statt, wenn die Berechnung im Block 66b ergibt, daß ein Fehler stattgefunden hat. Eine Unterdrückung findet somit vorzugsweise bereits dann statt, wenn ein einziger Block einen Fehler ergeben hat bzw., in anderen Worten ausgedrückt, findet eine Ergebnisausgabe mittels eines Blocks 68 nur dann statt, wenn sowohl die Berechnung im Block 66a als auch die Berechnung im Block 66b korrekt waren.

Anhand des Beispiels in Block 66a wird deutlich, daß dieser Ergebnis-Kontrollalgorithmus dahingehend vorteilhaft ist, daß er unmittelbar das Ergebnis des Blocks 64 zur Überprüfung verwendet, daß er jedoch auch auf den Eingangsdaten-Speicherbereich zugreift, um die Primzahl p zu erhalten bzw. den Inhalt der Speicherstelle, an der p stehen sollte, und daß zusätzlich auch ein Zwischenergebnis verwendet wird, nämlich sp, das im Schritt 62a erhalten worden ist. Mittels einer Berechnung wird somit sowohl überprüft, ob sich Eingangsdaten verändert haben, als auch wird überprüft, ob der Zusammensetzungsschritt 64 des RSA-CRT-Verfahrens von dem Krypto-Rechenwerk korrekt durchgeführt worden ist. Schließlich wird auch ein Zwischenergebnis sp verwendet, so daß in eine einzige einfache Berechnung auch Zwischenergebnis-Register mit einbezogen werden.

Aus dem in Fig. 4 gezeigten Ausführungsbeispiel wird deutlich, daß sowohl der Verarbeitungsalgorithmus, um die Sicherheitsinformationen zu erzeugen, als auch der Kontrollalgorithmus zum Überprüfen der Eingangsdaten einfache Algorithmen sind, die ohnehin in einem Krypto-Rechenwerk vorhanden sind, wie z. B. ein Multiplikationsalgorithmus oder ein Algorithmus zur Durchführung einer modularen Reduktion. Dasselbe trifft zu für die Verarbeitungsalgorithmen in den Blöcken 62a, 62b, die ebenfalls auf einer modularen Reduktion basieren, und auch für den Kontrollalgorithmus in den Blöcken 66a, 66b, der wiederum auf einer modularen Reduktion basiert.

Obgleich in dem vorhergehenden in Fig. 4 gezeigten Ausführungsbeispiel als Verarbeitungsalgorithmus die Multiplikation einer Zahl mit einer Konstanten, und als - dazu korrespondierender - Kontrollalgorithmus die modulare Reduktion des Multiplikationsergebnisses mit der ursprünglichen Zahl dargestellt worden sind, ist es für Fachleute offensichtlich, daß eine Vielzahl von miteinander korrespondierenden Verarbeitungsalgorithmen und Kontrollalgorithmen existiert, die es ermöglichen, zu überprüfen, ob Eingangsdaten während der Durchführung einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus z. B. durch Fehlerattacken verändert worden sind.

Aus Fig. 4 wird ferner deutlich, daß die Verarbeitungsalgorithmen genauso wie die Kontrollalgorithmen sehr einfach gestaltet werden können, und keine zusätzlichen Parameter benötigen, als die ohnehin vorhandenen Parameter. Insbesondere wird es erfindungsgemäß bevorzugt, nicht zusätzliche Parameter, wie z. B. den öffentlichen Schlüssel e, zunächst aufwendig zu berechnen und dann für eine „Gegenrechnung" zu verwenden, sondern möglichst viele Eingangsdaten, Zwischenergebnisdaten etc. miteinander zu verknüpfen, da damit mittels eines einzigen Überprüfungsschritts mögliche Fehler im Arbeitsspeicher, in den inneren Registern oder in dem Rechenwerk selbst detektiert werden können, um im Falle eines Fehlers eine Datenausgabe zu unterdrücken, damit keine geheimen Informationen aus einer falschen Ausgabe ermittelbar sind.

Bezugszeichenliste

10 Einrichtung zum Bereitstellen von Eingangsdaten
12 Einrichtung zum Durchführen einer kryptographischen Berechnung
14 Einrichtung zum Überprüfen einer Veränderung in den Eingangsdaten
16 Einrichtung zum Unterdrücken der Ausgangsdaten
20 Speichern der Eingangsdaten an einer Eingangsdaten-Speicherstelle
22 Bilden einer Prüfsumme und Speichern
24 Wiedergewinnen von der Eingangsdaten-Speicherstelle
26 Bilden einer Prüfsumme über den Eingangsdaten-Speicherstellen-Inhalt
28 Wiedergewinnen des Inhalts der Prüfsummen-Speicherstelle
30 Vergleichen der Prüfsummen
32 Speichern der Eingangsdaten an der Eingangsdaten-Speicherstelle
34 Verarbeiten der Eingangsdaten, um Sicherheitsinformationen zu erhalten
36 Speichern der Sicherheitsinformationen an der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle
38 Wiedergewinnen des Inhalts der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle
40 Verarbeiten durch eine Kontrollalgorithmus
42 Überprüfen hinsichtlich des vorbestimmten Resultats
44 Weitergabe der Ausgangsdaten
50 Eingangsdaten für RSA-CRT-Algorithmus
52a, 52b Verarbeiten der Eingangsdaten um Sicherheitsinformationen zu erhalten
54a, 54b Rechnung des kryptographischen Algorithmus
56a, 56b Verarbeiten der Sicherheitsinformationen mittels Kontrollalgorithmus und Überprüfen, ob vorbestimmtes Resultat erreicht ist
58a, 58b Ergebnis-Kontrollalgorithmus
60 Überprüfen mittels Ergebnis-Kontrollalgorithmus
62, 62b Reduzieren von sp' bzw. sq'

64 Zusammenfügungsalgorithmus
66a, 66b erster Teil und zweiter Teil des Prüfalgorithmus
68 Ausgabe der digitalen Signatur s
100 Eingangsdaten in das RSA-CRT-Verfahren
102 Ausgangsdaten des RSA-CRT-Verfahrens
104 Berechnen einer ersten Hilfs-Exponentiation
106 Berechnen einer zweiten Hilfs-Exponentiation
108 Zusammenfügen der ersten und der zweiten Hilfs-Exponentiation

Patentansprüche

1. Verfahren zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus, wobei die Berechnung Eingangsdaten erhält, um Ausgangsdaten zu erzeugen, mit folgenden Schritten:

Bereitstellen (10) der Eingangsdaten für die Berechnung;

Durchführen (12) der Berechnung, um die Ausgangsdaten der Berechnung zu erhalten;

nach dem Durchführen der Berechnung, Überprüfen (14), ob die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden, unter Verwendung einer Überprüfungsalgorithmus, der sich von der Berechnung unterscheidet; und

falls das Überprüfen (14) ergibt, daß die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden, Unterdrücken (16) einer Weitergabe der Ausgangsdaten der Berechnung.

2. Verfahren nach Anspruch 1, bei dem im Schritt des Bereitstellens der Eingangsdaten die Eingangsdaten an einer Eingangsdaten-Speicherstelle gespeichert werden (20),

bei dem ferner eine Prüfsumme über zumindest einen Teil der Eingangsdaten erzeugt und an einer Prüfsummen-Speicherstelle gespeichert wird (22); und

bei dem der Überprüfungsalgorithmus folgende Teilschritte aufweist

Wiedergewinnen (24) eines Inhalts der Eingangsdaten-Speicherstelle;

Erzeugen (26) einer Prüfsumme über zumindest einen Teil des wiedergewonnen Inhalts;

Wiedergewinnen (28) eines Inhalts der Prüfsummen-Speicherstelle; und

Vergleichen (30) der erzeugten Prüfsumme mit dem wiedergewonnenen Inhalt der Prüfsummen-Speicherstelle; und

bei dem die Weitergabe (16) der Ausgangsdaten unterdrückt wird, falls der Vergleich eine Abweichung ergibt.

3. Verfahren nach Anspruch 1,

bei dem im Schritt des Bereitstellens die Eingangsdaten an einer Eingangsdaten-Speicherstelle gespeichert werden (32);

bei dem zumindest ein Teil der Eingangsdaten gemäß einem Verarbeitungsalgorithmus verarbeitet werden (34), um Sicherheitsinformationen zu erhalten, wobei die Sicherheitsinformationen an einer Sicherheitsinformationen-Speicherstelle gespeichert werden (36);

bei dem der Überprüfungsalgorithmus folgende Schritte aufweist:

Wiedergewinnen (38) zumindest eines Teils des Inhalts der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle;

Verarbeiten (40) des Inhalts der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle mittels eines Kontrollalgorithmus, wobei der Kontrollalgorithmus so ausgestaltet ist, daß er bei unverändertem Inhalt der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle ein vorbestimmtes Resultat liefert (42); und

bei dem die Weitergabe der Ausgangsdaten unterdrückt wird (16), falls der Kontrollalgorithmus ein von dem vorbestimmten Resultat abweichendes Resultat liefert.

4. Verfahren nach einem der Ansprüche 1 bis 3,

bei dem der kryptographische Algorithmus eine weitere Berechnung umfaßt, und

bei dem die Sicherheitsinformationen für die weitere Berechnung als Eingangsdaten zur Verfügung gestellt werden, falls der Überprüfungsalgorithmus das vorbestimmte Resultat liefert.

5. Verfahren nach Anspruch 3 oder 4,

bei dem der Überprüfungsalgorithmus ferner einen Schritt des Zugreifens auf die Eingangsdaten-Speicherstelle aufweist, um zumindest einen Teil des Inhalts der Eingangsdaten-Speicherstelle wiederzugewinnen, und

bei dem der Kontrollalgorithmus angeordnet ist, um ferner zumindest den Teil des Inhalts der Eingangsdaten-Speicherstelle zu verwenden.

6. Verfahren nach einem der Ansprüche 3 bis 5,

bei dem der Verarbeitungsalgorithmus, um die Sicherheitsinformationen zu erzeugen, ein Multiplizieren einer Eingangsgröße, die einen Teil der Eingangsdaten darstellt, mit einer ganzen Zahl umfaßt;

bei dem der Kontrollalgorithmus ein modulares Reduzieren des Inhalts der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle mit der Eingangsgröße als Modul umfaßt, und

bei dem das vorbestimmte Resultat „0" ist.

7. Verfahren nach einem der Ansprüche 3 bis 6,

bei dem der Verarbeitungsalgorithmus ein Summieren einer ersten Eingangsgröße und eines Produkts aus einer Zufallszahl und einer zweiten Eingangsgröße weniger 1 umfaßt;

bei dem der Kontrollalgorithmus ein modulares Reduzieren des Inhalts der Sicherheitsinformationen-Speicherstelle mit der zweiten Eingangsgröße weniger 1 als Modul umfaßt;

bei dem das vorbestimmte Resultat die erste Eingangsgröße ist.

8. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche, bei dem der kryptographische Algorithmus eine modulare Exponentiation für den RSA-Algorithmus mit chinesischem Restsatz (CRT) ist.

9. Verfahren nach Anspruch 8, bei dem als Eingangsdaten m, p, q, dp, dq, qinv, t und rand bereitgestellt werden, wobei m eine zu verarbeitende Klartext-Nachricht ist, wobei p und q eine erste und eine zweite Primzahl darstellen, deren Produkt gleich einem Modul n ist, wobei dp ein erster Hilfs-Exponent ist, wobei dq ein zweiter Hilfs-Exponent ist, wobei qinv gleich q^{-1} mod p ist, wobei t eine Primzahl ist, und wobei rand eine Zufallszahl ist.

10. Verfahren nach Anspruch 9, bei dem der Verarbeitungsalgorithmus folgendermaßen ausgestaltet ist:

$$p' = p \cdot t;$$

$$dp' = dp + rand \cdot (p-1);$$

$$q' = q \cdot t;$$ und/oder

$$dq' = dq + rand \cdot (q-1),$$ und

bei dem der Kontrollalgorithmus folgendermaßen ausgestaltet ist:

$p' \bmod p = 0;$

$q' \bmod q = 0;$

$dp' \bmod (p-1) = dp;$ und/oder

$dq' \bmod (q-1) = dq;$ und

bei dem die kryptographische Berechnung folgendermaßen lautet:

$sp' = m^{dp'} \bmod p';$ oder

$sq' = m^{dq'} \bmod q',$

wobei p', q', dp', dq' Sicherheitsinformationen sind, wobei dp, dq und 0 vorbestimmte Resultate sind, und

wobei sp', sq' Ausgangsdaten der Berechnung des kryptographischen Algorithmus sind.

11. Verfahren nach einem der vorhergehenden Schritte, das ferner folgenden Schritt aufweist:

Durchführen eines Ergebnis-Kontrollalgorithmus mit einem Ergebnis der Berechnung des kryptographischen Algorithmus und einem Inhalt der Eingangsdaten-Speicherstelle, wobei sich der Ergebnis-Kontrollalgorithmus von der Berechnung unterscheidet und ein vorbestimmtes Resultat liefert, wenn die Eingangsdaten-Speicherstelle einen unveränderten Inhalt hat, und wenn die kryptographische Berechnung korrekt ausgeführt worden ist; und

Unterdrücken der Weitergabe, wenn der Ergebnis-Kontrollalgorithmus ein von dem vorbestimmten Resultat abweichendes Resultat liefert.

12. Verfahren nach Anspruch 11, bei dem die Berechnung folgendermaßen lautet:

$sp' = m^{dp'} \bmod p'$; und/oder

$sq' = m^{dq'} \bmod q'$;

bei dem der Ergebnis-Kontrollalgorithmus folgendermaßen lautet:

$spt = sp' \bmod t$;

$sqt = sq' \bmod t$;

$dpt = dp' \bmod (t-1)$;

$dqt = dq' \bmod (t-1)$;

$spt^{dqt} = sqt^{dpt} \bmod t$, und

wobei das vorbestimmte Resultat eine Gleichheit ist.

13. Verfahren nach Anspruch 11, bei dem der kryptographische Algorithmus eine modulare Exponentiation für den RSA-Algorithmus mit chinesischem Restsatz (CRT) aufweist,

bei dem die Berechnung folgendermaßen gegeben ist:

$$s = sq + \{[(sp - sq) \cdot qinv] \bmod p\} \cdot q \; ; \text{ und}$$

bei dem der Ergebnis-Kontrollalgorithmus folgendermaßen lautet:

$s \bmod p = sp$; und/oder

s mod q = sq,

wobei das vorbestimmte Resultat eine Gleichheitsbedingung ist.

14. Vorrichtung zum Absichern einer Berechnung in einem kryptographischen Algorithmus, wobei die Berechnung Eingangsdaten erhält, um Ausgangsdaten zu erzeugen, mit folgenden Merkmalen:

einer Einrichtung zum Bereitstellen (10) der Eingangsdaten für die Berechnung;

einer Einrichtung zum Durchführen (12) der Berechnung, um die Ausgangsdaten der Berechnung zu erhalten;

einer Einrichtung zum Überprüfen (14), ob die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden, unter Verwendung einer Überprüfungsalgorithmus, der sich von der Berechnung unterscheidet, wobei die Einrichtung zum Überprüfen ausgebildet ist, um die Überprüfung durchzuführen, nachdem die Berechnung durchgeführt worden ist; und

einer Einrichtung zum Unterdrücken (16) einer Weitergabe der Ausgangsdaten, falls die Einrichtung (14) zum Überprüfen ermittelt, daß die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden.

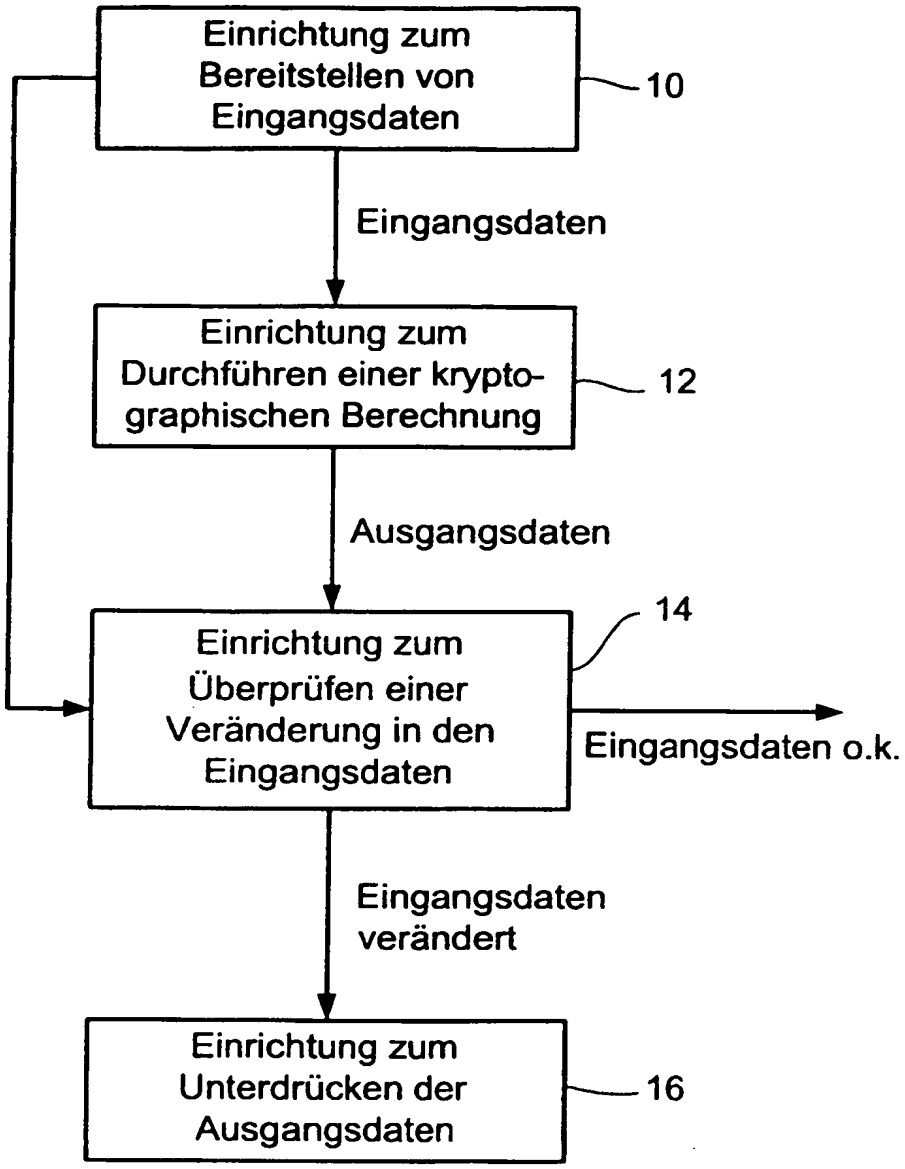

Einrichtung zum Bereitstellen von Eingangsdaten
10
Eingangsdaten
Einrichtung zum Durchführen einer krypto-graphischen Berechnung
12
Ausgangsdaten
14
Einrichtung zum Überprüfen einer Veränderung in den Eingangsdaten
Eingangsdaten o.k.
Eingangsdaten verändert
Einrichtung zum Unterdrücken der Ausgangsdaten
16

FIG 1

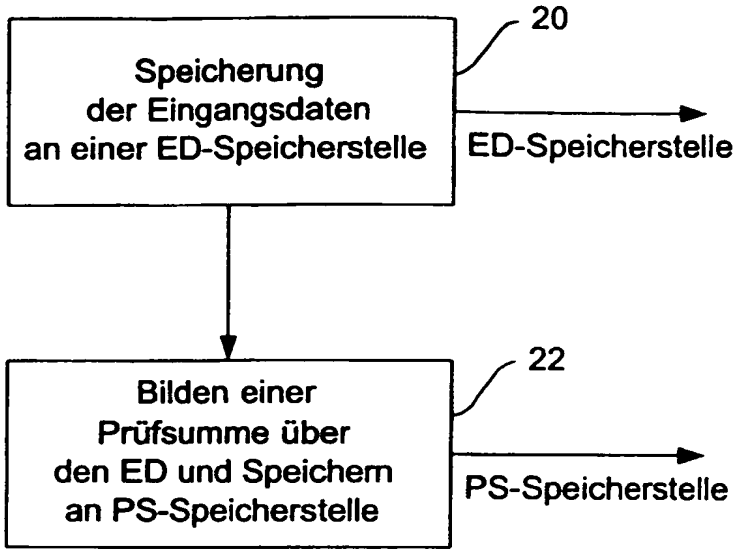

Speicherung der Eingangsdaten an einer ED-Speicherstelle
20
ED-Speicherstelle
Bilden einer Prüfsumme über den ED und Speichern an PS-Speicherstelle
22
PS-Speicherstelle

FIG 2a

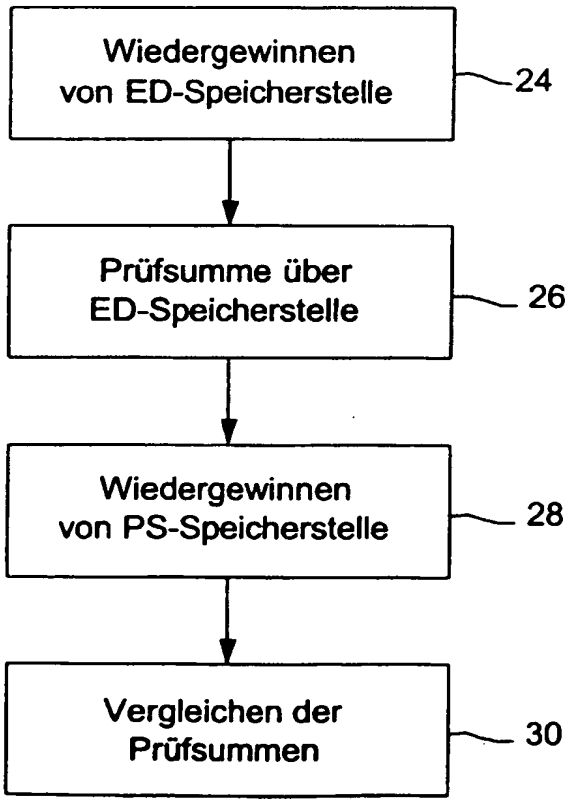

Wiedergewinnen von ED-Speicherstelle
24
Prüfsumme über ED-Speicherstelle
26
Wiedergewinnen von PS-Speicherstelle
28
Vergleichen der Prüfsummen
30

FIG 2b

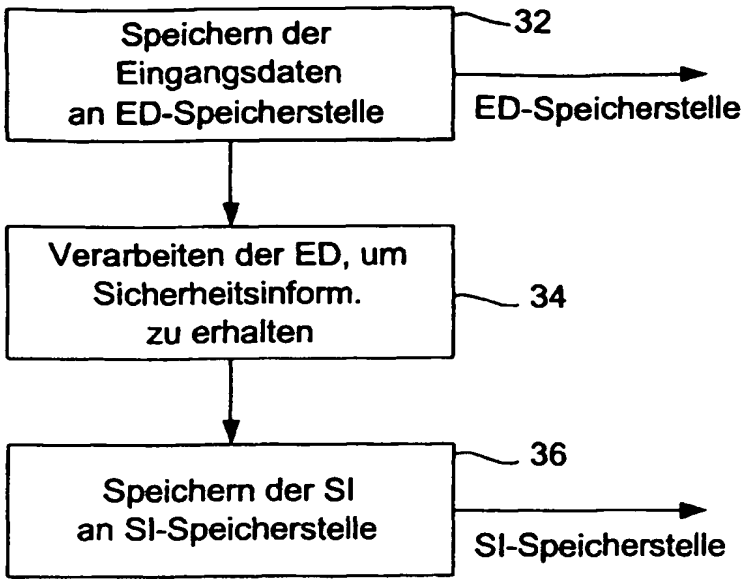

Speichern der Eingangsdaten an ED-Speicherstelle
32
ED-Speicherstelle
Verarbeiten der ED, um Sicherheitsinform. zu erhalten
34
Speichern der SI an SI-Speicherstelle
36
SI-Speicherstelle

FIG 3a

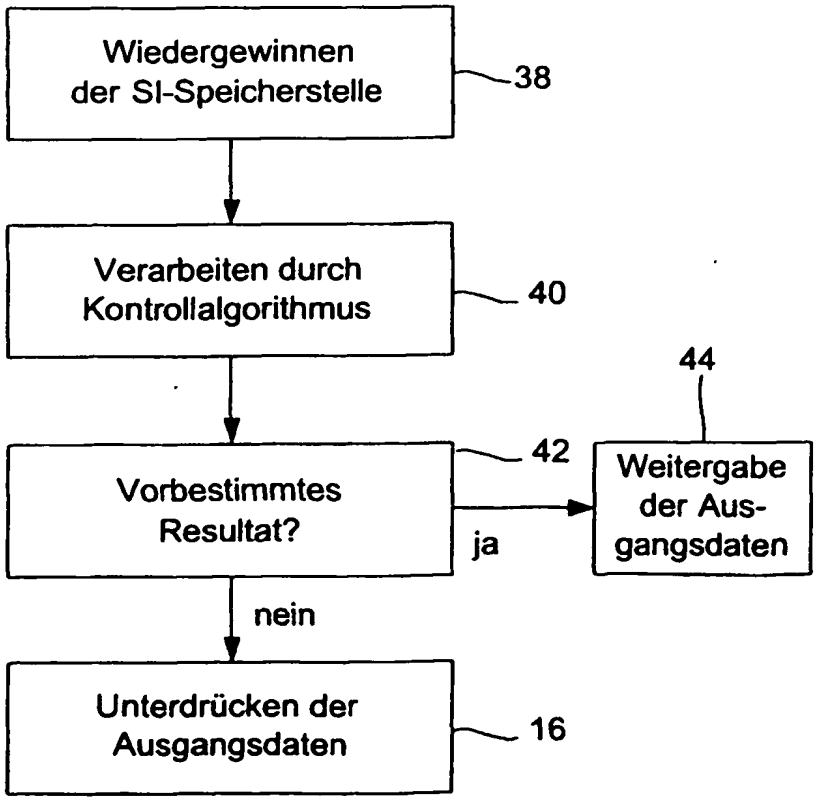

Wiedergewinnen der SI-Speicherstelle
38
Verarbeiten durch Kontrollalgorithmus
40
44
Vorbestimmtes Resultat?
42
ja
Weitergabe der Ausgangsdaten
nein
Unterdrücken der Ausgangsdaten
16

FIG 3b

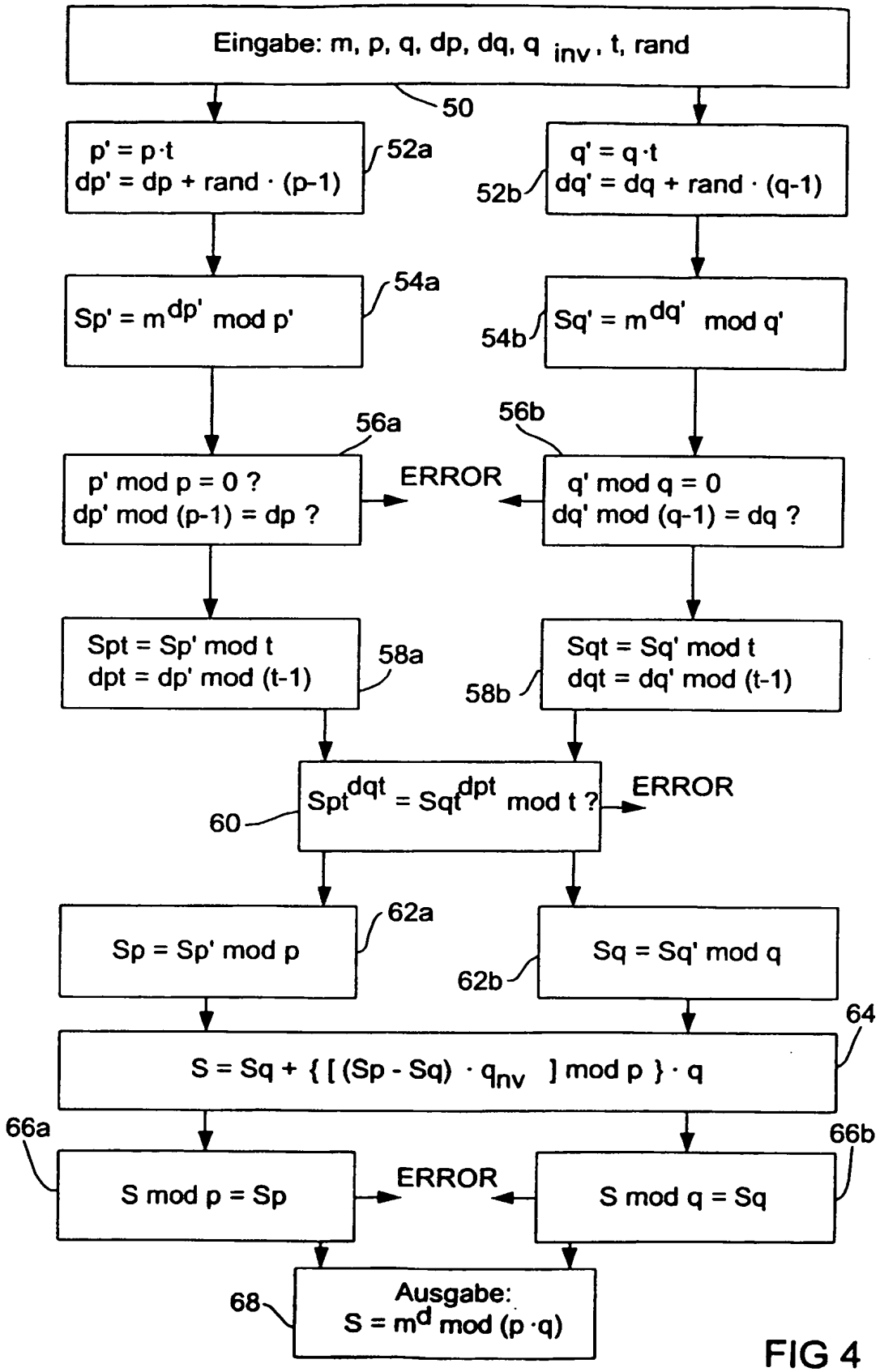

Eingabe: m, p, q, dp, dq, q inv, t, rand
50
p' = p·t
dp' = dp + rand · (p-1)
52a
q' = q·t
dq' = dq + rand · (q-1)
52b
Sp' = m^dp' mod p'
54a
Sq' = m^dq' mod q'
54b
56a
56b
p' mod p = 0 ?
dp' mod (p-1) = dp ?
ERROR
q' mod q = 0
dq' mod (q-1) = dq ?
Spt = Sp' mod t
dpt = dp' mod (t-1)
58a
Sqt = Sq' mod t
dqt = dq' mod (t-1)
58b
Spt^dqt = Sqt^dpt mod t ?
60
ERROR
Sp = Sp' mod p
62a
Sq = Sq' mod q
62b
S = Sq + { [(Sp - Sq) · qnv] mod p } · q
64
66a
S mod p = Sp
ERROR
S mod q = Sq
66b
Ausgabe:
S = m^d mod (p·q)
68

FIG 4

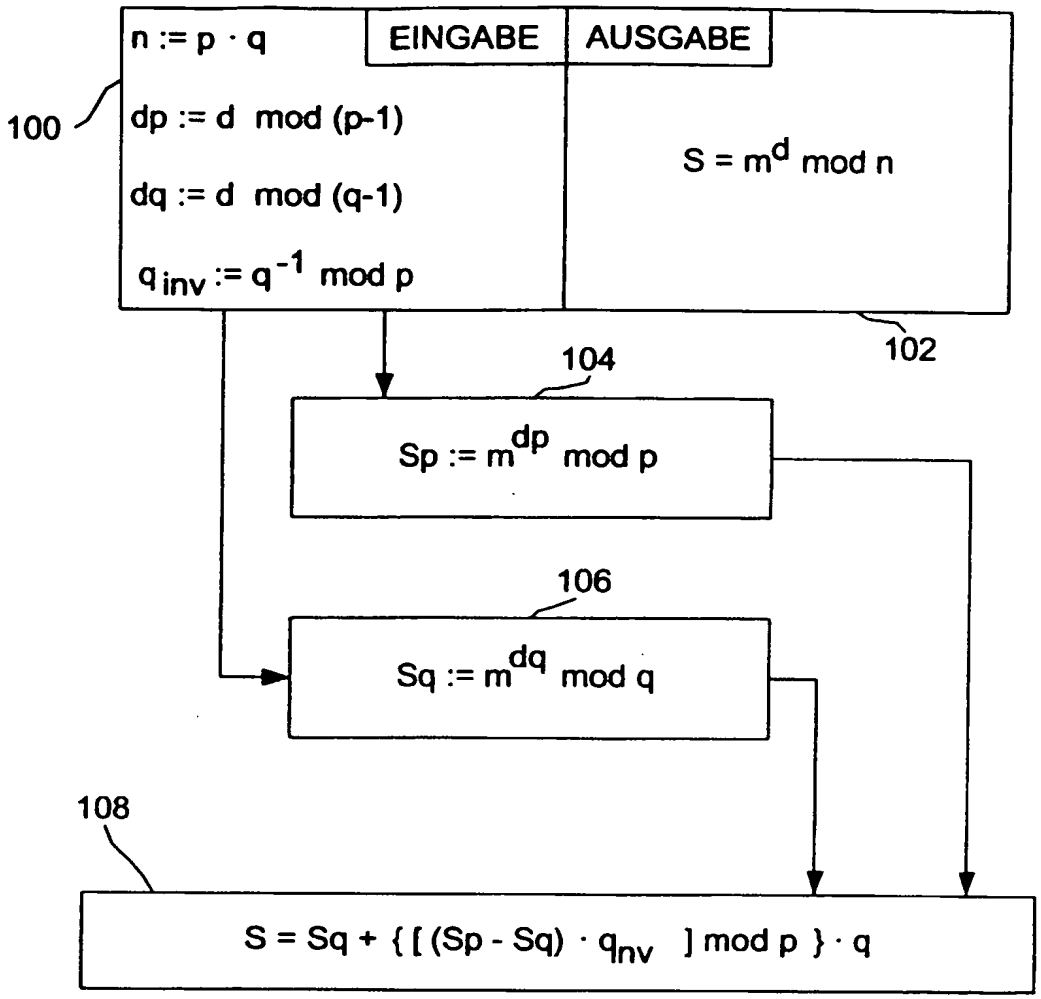


FIG 5 (Stand der Technik)

Result Page

< Desc/Clms PAGE NUMBER 1>

Description method and device for securing a calculation in a cryptographic algorithm the present invention relates to cryptography and in particular on a method and a device for securing a calculation in a cryptographic Algo rithmus.

The modular Exponentiation is one of the core computations for various cryptographic algorithms. An example for a far common cryptographic algorithm is the RSA Kryptosystem, which for example in " Handbook OF Applied Cryptography ", Menezes, van Oorschot, Vanstone, (carriage return character) press, 1996, Chapter 8.2, described is. The RSA Kryptosystem acre pickle as follows. With the encryption an encrypted party B a message m for another party A. Only the party A is the encrypted post obtained of B arranges decodes. The party B receives first öffent lichen keys of the party A. The party B represents then the message which can be coded as integer m. Then the encrypted party B the message m as follows: C = ME mod n < RTI ID=0.0> (1) < /RTI> In equation < RTI ID=0.0> (1) < /RTI> m represents the plain language message. e is the public key. n is that module and is a likewise public. C represents the encrypted message.

The party B sends now the encrypted message C to the party A.

To the decryption, thus around the plaintext m the Geheimtext C to obtained, A implements the subsequent calculation: < RTI ID=0.0> m< /RTI> = CD mod n (2)

< Desc/Clms PAGE NUMBER 2>

In equation (2) D represents the private key of the party A, which is to be protected against attacks.

Furthermore in the technique also a RSA Signaturalgorithmus is known. Here one proceeds as follows. Each entity A generated first two large prime numbers p and q and calculated then the module n from the product of p and q. From it becomes then, like it in the designated above technical book in the Chapter 11.3 described likewise is, a key production made, so that each party has a public key, which consists of n, thus the module, and e, while each party has an additional private key D.

To the RSA Signaturerzeugung and verification the signed entity A a message M. Each entity B is then the signature of A to verify and the message m from the signature to recover be able.

During the signature production the calculated entity A first an integer < RTI ID=0.0> m'= R< /RTI> (m). Afterwards the entity A accomplishes the subsequent calculation: s = < RTI ID=0.0> M'd< /RTI> mod n (3) s is thereby the signature of A for the message M.

▲ top

For the verification of the signature of the party A and for recovering the message m the party B must proceed as follows: First the party B the public key (n, e) of A obtained must. Then the party B accomplishes the subsequent calculation: < RTI ID=0.0> m' se< /RTI> mod n (4)

< Desc/Clms PAGE NUMBER 3>

In equation (4) is e the public keys of A.

The party B will then verify whether m is the element from a space MR. If this is not the case, the signature becomes rejected. If this is the case, the message becomes m recovered, as m = < RTI ID=0.0> R~l< /RTI> < RTI ID=0.0> (m')< /RTI> calculated becomes.

From the above representation apparent becomes that the modular Exponentiation at various locations becomes required. Insbeson dere becomes the RSA encryption in equation (2) and the RSA Signaturerzeugung in equation (3) with the secret key D calculated.

After secret key exactly the same as public key with typical RSA systems considerable lengths can to be accepted, like z. B. 1024 or 2048 bits, is modula the RH Exponentiation a relative expensive calculation separate for Low power DEVICE, like z.

Europäisches Patentamt
European Patent Office
Office européen des brevets

Claims of WO03034649	Print	Copy	Contact Us	Close

Result Page

Claims 1. Method for securing a calculation in a cryptographic algorithm, whereby the calculation receives input data, in order to produce original data, with subsequent steps: Make available (10) the input data for the calculation; Accomplish (12) the calculation, around the original data of the calculation to obtained; after accomplishing the calculation, examining (14), whether the input data during the calculation changed became, using examination algorithm, which differs from the calculation; and if examining (14) results in that the input data became changed during the calculation, negative pressures (16) of a presentation of the original data of the calculation.

2. Process according to claim < RTI ID=0.0> 1, < /RTI> with in the step of making the input data available the input data at an input data memory location stored become (20), stored with which furthermore a checksum becomes over at least a part of the input data generated and at a check total memory location (22); and with that the examination algorithm the subsequent indexing steps exhibits
Recovers (24) a content the input data
Memory location;
(26 produce) for a checksum over at least a part of the recovered content;

< Desc/Clms PAGE NUMBER 23>

Recovers (28) a content the check total
Memory location; and
Comparisons (30) of the generated checksum with the again gained content of the check total memory location; and with that the presentation (16) of the original data suppressed becomes, if the comparison results in a deviation.

3. Process according to claim < RTI ID=0.0> 1, < /RTI> with in the step of making available the input data at an input data memory location stored become (32); with that at least a part of the input data in accordance with a processing algorithm processed becomes (34), around safety information obtained, whereby the safety information at a safety information memory location becomes stored (36); with that the examination algorithm subsequent steps exhibits:
At least recover (38) a part of the content of the safety information memory location;
Verarbeiten (40) des Inhalts der Sicherheitsinformatio- nen-Speicherstelle mittels eines Kontrollalgorithmus, wobei der Kontrollalgorithmus so ausgestaltet ist, dass er bei unverändertem Inhalt der Sicherheitsinformatio- nen-Speicherstelle ein vorbestimmtes Resultat liefert (42) ; and with that the presentation of the original data suppressed becomes (16), if the control algorithm supplies a result different of the pre-determined result.

< Desc/Clms PAGE NUMBER 24>

4. Process according to one of claims 1 to 3, with that the cryptographic algorithm an other calculation covers, and provided with which the safety information for the other calculation becomes as input data the order, if the examination algorithm supplies the pre-determined result.

▲ top

5. Process according to claim 3 or 4, with which the examination algorithm exhibits furthermore a step of accessing the input data memory location to use in order to recover at least a part of the content of the input data memory location, and with which the control algorithm arranged is, in order furthermore at least the part of the content of the input data memory location.

6. Process according to one of claims 3 to 5, with that the processing algorithm, in order to produce the safety information, covers a multiplying of an input, which represents a part of the input data, with a whole number; with that the control algorithm a modular reduction of the content of the safety information memory location with the input as module covers, and with which the pre-determined result " 0 " is.

7. Process according to one of claims 3 to 6,

< Desc/Clms PAGE NUMBER 25>

with that the processing algorithm summing up a first input and a product from a random number and a second input 1 covers less; with that the control algorithm a modular reduction of the content of the safety information memory location with the second input 1 than module covers less; with that the pre-determined result the first input is.

8. Method after one of the preceding claims, with which the cryptographic algorithm is a modular Exponentiation for the RSA algorithm with Chinese remainder set (CRT).

9. Process according to claim 8, with which as input data m, p, q, dp, become dq, qinv, t and edge provided, whereby m is one plain language message which can be processed, whereby p and q represent first and a second prime number, whose product is a same module n, whereby dp a first auxiliary exponent is, whereby dq a second auxiliary

exponent is, whereby qinv same < RTI ID=0.0> q-1 mod< /RTI> p is, whereby t is a prime number, and whereby edge is a random number.

10. Process according to claim 9, is designed with which the processing algorithm as follows: < RTI ID=0.0> P = P t< /RTI> ; dp' = dp + edge (P1) < RTI ID=0.0> ; < /RTI> < RTI ID=0.0> q = q t< /RTI> ; and/or dq' = dq + edge (q-1), and with which the control algorithm as follows designed is:

< Desc/Clms PAGE NUMBER 26>

< RTI ID=0.0> p'mod< /RTI> p = 0; < RTI ID=0.0> q'mod< /RTI> q = 0; < RTI ID=0.0> dp'mod (P1) = dp< /RTI> ; and/or dq'mod (q-1) = dq; and with that the cryptographic calculation lau tet as follows: < RTI ID=0.0> sp'= mdP mod p';< /RTI> or < RTI ID=0.0> sq'= mdq'mod q'& lt; /RTI> whereby p', q', dp', dq'Sicherheitsinformationen is, whereby dp, dq and 0 pre-determined results are, and whereby sp', sq'Ausgangsdaten the calculation of cryptography schen algorithm is.

11. Method after one of the preceding steps, which furthermore subsequent step exhibits: Accomplishes a result control algorithm with a he gebnis the calculation of the cryptographic algorithm and a content of the input data memory location, whereby the result control algorithm differs from the calculation and supplies a pre-determined result, if ten memory location an unchanged content has the entrance since, and if the cryptographic calculation correct executed is; and negative pressures of the presentation, if the result control algorithm supplies a result chendes of the pre-determined result abwei.

< Desc/Clms PAGE NUMBER 27>

12. Process according to claim 11, with which the calculation reads fol towards so: < RTI ID=0.0> sp< /RTI> < RTI ID=0.0> = Mdp, < /RTI> mod p'; and/or < RTI ID=0.0> sq'= m< /RTI> mod q'; with that the result control algorithm lau tet as follows: FR = sp'mod t; sqt = sq'mod t; dpt = dp'mod < RTI ID=0.0> (T-1) < /RTI> ; dqt = dq'mod < RTI ID=0.0> (T-1) < /RTI> ; < RTI ID=0.0> sptdqt = sqtdPt< /RTI> mod < RTI ID=0.0> t, < /RTI> and whereby the pre-determined result an equality is.

13. Process according to claim 11, with which the cryptographic algorithm exhibits a modular Exponentiation for the RSA algorithm with Chinese remainder set (CRT), with which the calculation as follows given is: < RTI ID=0.0> s=sq+ {[(FR-sq) #qinv] modp} #q < /RTI> ; and with that the result control algorithm lau tet as follows: s mod p = FR; and/or

< Desc/Clms PAGE NUMBER 28>

s mod q = sq, whereby the pre-determined result is an equality condition.

14. Device for securing a calculation in a cryptographic algorithm, whereby the calculation receives input data, in order to produce original data, with the subsequent features: a mechanism for making (10) the input data available for the calculation; a mechanism for accomplishing (12) the calculation, around the original data of the calculation to obtained; a mechanism for examining (14), whether the input data during the calculation changed became, using examination algorithm, which differs from the calculation, whereby the mechanism is formed for examining, in order to accomplish the examination, after the calculation performed is; und einer Einrichtung zum Unterdrücken (16) einer Weitergabe der Ausgangsdaten, falls die Einrichtung (14) zum Überprüfen ermittelt, dass die Eingangsdaten während der Berechnung verändert wurden.